

PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 03-128541

(43)Date of publication of application : 31.05.1991

(51)Int.Cl.

H04L 9/06
G09C 1/00
H04L 9/14

(21)Application number : 02-209990

(71)Applicant : MATSUSHITA ELECTRIC IND CO LTD

(22)Date of filing : 07.08.1990

(72)Inventor : TATEBAYASHI MAKOTO
MATSUZAKI NATSUME
DEBITSUDO BII NIYUUMAN JIYUNIA

(30)Priority

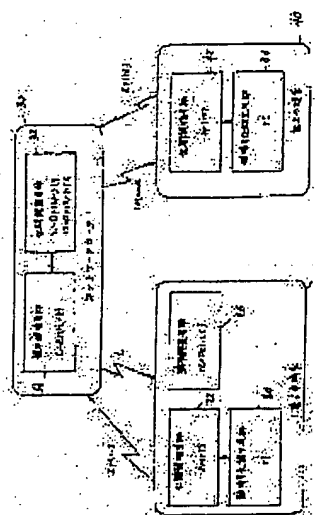
Priority number : 89 390048 Priority date : 07.08.1989 Priority country : US

(54) SYSTEM AND METHOD FOR CIPHER COMMUNICATION

(57)Abstract

PURPOSE: To safely distribute a secret key while transmitting public information through a network center between plural terminals each other by converting a key ciphering key and structure data to a cipher sentence by using public cipher key algorithm and transmitting the cipher sentence to a communication path.

CONSTITUTION: In a first open key cipher part 22, a key ciphering key r1 generated by a key ciphering key generation part 24 is ciphered to the first cipher sentence by using the public key cipher algorithm. The first public cipher part 22 transmits this sentence to the communication path. In a second terminal 40, a second key ciphering key signal r2 is generated by a second key ciphering key generation part 44 and a second key ciphering key r2 is ciphered to the second cipher sentence and transmitted to a network center 30. A public key decoding part 32 in the network center 30 decodes the first and second cipher sentences by using public key decoding algorithm. As a result, the network center 30 obtains the first and second key ciphering keys r1 and r2.



LEGAL STATUS

[Date of request for examination]

[Date of sending the examiner's decision of rejection]

[Kind of final disposal of application other than the examiner's decision of rejection or application converted registration]

[Date of final disposal for application]

[Patent number]

[Date of registration]

[Number of appeal against examiner's decision of rejection]

[Date of requesting appeal against examiner's decision of rejection]

[Date of extinction of right]

Copyright (C); 1998,2003 Japan Patent Office

⑩ 日本国特許庁(JP)

⑪ 特許出願公開

⑫ 公開特許公報(A)

平3-128541

⑬ Int. Cl.³

識別記号

庁内整理番号

⑭ 公開 平成3年(1991)5月31日

H 04 L 9/06
G 09 C 1/00
H 04 L 9/14

7343-5B

6914-5K H 04 L 9/02

Z

審査請求 未請求 請求項の数 35 (全17頁)

⑮ 発明の名称 暗号通信システムと暗号通信方法

⑯ 特 願 平2-209990

⑰ 出 願 平2(1990)8月7日

優先権主張 ⑱ 1989年8月7日 ⑲ 米国(US) ⑳ 390,048

⑳ 発 明 者 館 林 誠 大阪府門真市大字門真1006番地 松下電器産業株式会社内
㉑ 発 明 者 松 崎 な つ め 大阪府門真市大字門真1006番地 松下電器産業株式会社内
㉒ 発 明 者 デビッド ビー ニュ アメリカ合衆国メリーランド州 ラ プラタ センテナ
ー マン ジュニア ル スクエア
㉓ 出 願 人 松下電器産業株式会社 大阪府門真市大字門真1006番地
㉔ 代 理 人 弁理士 小 鍛 治 明 外2名

明細書

1. 発明の名称

暗号通信システムと暗号通信方法

2. 特許請求の範囲

(1) 第1、第2の端末と通信路とネットワークセンターからなるシステムであって、

前記第1の端末にあり、第1の鍵暗号化鍵を生成する第1の生成手段と、

前記第1の端末にあり、第1の構造化データを生成する第1の構造化手段と、

前記第1の端末にあり、前記第1の生成手段と前記第1の構造化手段と前記通信路に接続し、公開鍵暗号アルゴリズムを用いて第1の鍵暗号化鍵と第1の構造化データを第1の暗号文に変換し、この第1の暗号文を前記通信路に送信する第1の暗号化手段と、

前記ネットワークセンターにあり、第1の暗号文を受け取ると、要求信号を生成して前記通信路に送信する手段と、

前記第2の端末にあり、要求信号を受け取ると、

第2の鍵暗号化鍵を生成する第2の生成手段と、前記第2の端末にあり、第2の構造化データを生成する第2の構造化手段と、

前記第2の端末にあり、前記第2の生成手段と前記第2の構造化手段と前記通信路に接続し、公開鍵暗号アルゴリズムを用いて第2の鍵暗号化鍵と第2の構造化データを第2の暗号文に変換し、その第2の暗号文を前記通信路に送信する第2の暗号化手段と、

前記ネットワークセンターにあり、前記通信路と接続し、公開鍵復号アルゴリズムを用いて第1の暗号文と第2の暗号文を復号し、これにより第1の鍵暗号化鍵と第1の構造化データと第2の鍵暗号化鍵と第2の構造化データを得る第1の復号手段と、

前記ネットワークセンターにあり、前記第1の復号手段に接続し、第1の構造化データと第2の構造化データの正当性を確認し、確認信号を生成する手段と、

前記ネットワークセンターにあり、前記第1の

復号手段と前記確認手段と前記通信路に接続し、確認信号を受け取ると、慣用鍵暗号アルゴリズムを用いて第1の鍵暗号化鍵と第2の鍵暗号化鍵を第3の暗号文に変換し、この第3の暗号文を前記通信路に送信する第3の暗号手段と

前記第1の端末にあり、前記通信路と接続し、慣用鍵復号アルゴリズムと第1の鍵暗号化鍵を用いて、第3の暗号文を復号し、これにより第2の鍵暗号化鍵を得る第2の復号手段とを備えた暗号通信システム。

(2) 特許請求の範囲第1項において

前記第1の構造化手段が第1のタイムスタンプを含む第1の構造化データを生成し

前記確認手段が第1のタイムスタンプを確認する暗号通信システム。

(3) 特許請求の範囲第1項において

前記第1の構造化手段が第1の識別情報を含む第1の構造化データを生成し

前記確認手段が第1の識別情報を確認する暗号通信システム。

前記第1の端末にあり、第1の鍵暗号化鍵を生成する第1の生成手段と

前記第1の端末にあり、前記第1の生成手段と前記通信路に接続し、公開鍵暗号アルゴリズムを用いて第1の鍵暗号化鍵を第1の暗号文に変換し、その第1の暗号文を前記通信路に送信する第1の暗号化手段と

前記第2の端末にあり、第2の鍵暗号化鍵を生成する第2の生成手段と

前記第2の端末にあり、前記第2の生成手段と前記通信路に接続し、公開鍵暗号アルゴリズムを用いて第2の鍵暗号化鍵を第2の暗号文に変換し、その第2の暗号文を前記通信路に送信する第2の暗号化手段と

前記ネットワークセンターにあり、前記通信路と接続し、公開鍵復号アルゴリズムを用いて第1の暗号文と第2の暗号文を復号し、これにより第1の鍵暗号化鍵と第2の鍵暗号化鍵を得る第1の復号手段と

前記ネットワークセンターにあり、前記第1の

(4) 特許請求の範囲第1項において

前記第2の構造化手段が第2のタイムスタンプを含む第2の構造化データを生成し

前記確認手段が第2のタイムスタンプを確認する暗号通信システム。

(5) 特許請求の範囲第1項において

前記第2の構造化手段が第2の識別情報を含む第2の構造化データを生成し

前記確認手段が第2の識別情報を確認する暗号通信システム。

(6) 特許請求の範囲第1項において

前記第1の暗号化手段が第1の鍵暗号化鍵と構造化データのべき乗剰余演算手段を含んでいる暗号通信システム。

(7) 特許請求の範囲第1項において

前記第2の暗号化手段が第2の鍵暗号化鍵と構造化データのべき乗剰余演算手段を含んでいる暗号通信システム。

(8) 第1、第2の端末と通信路とネットワークセンターからなるシステムであって

復号手段と前記通信路に接続し、慣用鍵暗号アルゴリズムを用いて第1の鍵暗号化鍵と第2の鍵暗号化鍵を第3の暗号文に変換し、その第3の暗号文を前記通信路に送信する第3の暗号手段と

前記第1の端末にあり、前記通信路と接続し、慣用鍵復号アルゴリズムと第1の鍵暗号化鍵を用いて、第3の暗号文を復号し、これにより第2の鍵暗号化鍵を得る第2の復号手段とを備えた暗号通信システム。

(9) 特許請求の範囲第8項において

前記第1の端末にあり、第1の構造化データを生成する第1の構造化手段を備え

前記第1の暗号化手段は前記第1の構造化手段に接続し、公開鍵暗号アルゴリズムを用いて第1の鍵暗号化鍵と第1の構造化データを第1の暗号文に変換する暗号通信システム。

(10) 特許請求の範囲第8項において

前記第2の端末にあり、第2の構造化データを生成する第2の構造化手段を備え

前記第2の暗号化手段は前記第2の構造化手段

に接続し、公開鍵暗号アルゴリズムを用いて第2の鍵暗号化鍵と第2の構造化データを第2の暗号文に変換する暗号通信システム。

(11) 特許請求の範囲第8項において、

前記ネットワークセンターにあり、前記第1の復号手段に接続し、第1の構造化データの正当性を確認して確認信号を生成する手段を備え

前記第3の暗号手段は前記確認手段と接続し、確認信号を受け取ると、慣用鍵暗号アルゴリズムを用いて第1の鍵暗号化鍵と第2の鍵暗号化鍵を第3の暗号文に変換し、その第3の暗号文を前記通信路に送信する暗号通信システム。

(12) 特許請求の範囲第10項において、

前記ネットワークセンターにあり前記第1の復号手段に接続し、第2の構造化データの正当性を確認して確認信号を生成する手段を備え

前記第3の暗号手段は前記確認手段と接続し、確認信号を受け取ると、慣用鍵暗号アルゴリズムを用いて第1の鍵暗号化鍵と第2の鍵暗号化鍵を第3の暗号文に変換し、その第3の暗号文を前記

ズムを用いて第1の鍵暗号化鍵と第1の構造化データを第1の暗号文に変換するステップと

この第1の暗号文を前記通信路に送信するステップと

前記ネットワークセンターにおいて、第1の暗号文を受け取ると、要求信号を生成しこの要求信号を前記ネットワークセンターから前記通信路に送信するステップと

前記第2の端末において、要求信号を受け取ると、第2の鍵暗号化鍵を生成するステップと

前記第2の端末において、第2の構造化データを生成するステップと

前記第2の端末において、公開鍵暗号アルゴリズムを用いて第2の鍵暗号化鍵と第2の構造化データを第2の暗号文に変換し、この第2の暗号文を前記通信路に送信するステップと

前記ネットワークセンターにおいて、公開鍵復号アルゴリズムを用いて第1の暗号文と第2の暗号文を復号して、これにより第1の鍵暗号化鍵と第1の構造化データと第2の鍵暗号化鍵と第2の

通信路に送信する暗号通信システム。

(13) 特許請求の範囲第8項において、

前記ネットワークセンターにあり、第1の暗号文を受け取ると、要求信号を生成して前記通信路に送信する手段を備え

前記第2の生成手段は前記要求信号を受け取ると、第2の鍵暗号化鍵を生成する暗号通信システム。

(14) 特許請求の範囲第8項において、

前記第1の暗号化手段が第1の鍵暗号化鍵のべき乗剰余手段を含んで、第1の暗号文を生成する暗号通信システム。

(15) 特許請求の範囲第8項において、

前記第2の暗号化手段が第2の鍵暗号化鍵のべき乗剰余手段を含んで、第2の暗号文を生成する暗号通信システム。

(16) 第1、第2の端末と通信路とネットワークセンターを用いた暗号通信方法であって、

前記第1の端末において、第1の鍵暗号化鍵と第1の構造化データを生成するステップと

前記第1の端末において、公開鍵暗号アルゴリ

構造化データを得るステップと、

前記ネットワークセンターにおいて、第1の構造化データと第2の構造化データの正当性を確認し、確認信号を生成するステップと

前記ネットワークセンターにおいて、確認信号を受け取ると、慣用鍵暗号アルゴリズムを用いて第1の鍵暗号化鍵と第2の鍵暗号化鍵を第3の暗号文に変換し、この第3の暗号文を前記通信路に送信するステップと

前記第1の端末において、慣用鍵復号アルゴリズムと第1の鍵暗号化鍵を用いて、第3の暗号文を復号し、これにより第2の鍵暗号化鍵を得るステップからなる暗号通信方法。

(17) 特許請求の範囲第10項において、

前記第1の端末の生成ステップで、第1のタイムスタンプを含む第1の構造化データを生成し、前記ネットワークセンターの確認ステップで第1のタイムスタンプを確認する暗号通信方法。

(18) 特許請求の範囲第10項において、

前記第1の端末の生成ステップで、第1の識別

情報を含む第1の構造化データを生成し

前記ネットワークセンターの確認ステップで第1の識別情報を確認する暗号通信方法

(19) 特許請求の範囲第16項において

前記第2の端末の生成ステップで第2のタイムスタンプを含む第2の構造化データを生成し

前記前記ネットワークセンターの確認ステップで第2のタイムスタンプを確認する暗号通信方法

(20) 特許請求の範囲第16項において

前記第2の端末の生成ステップで第2の識別情報を含む第2の構造化データを生成し

前記前記ネットワークセンターの確認ステップで第2の識別情報を確認する暗号通信方法

(21) 特許請求の範囲第16項において

前記第1の端末の変換ステップが、第1の鍵暗号化鍵と構造化データのべき乗剰余演算を含む暗号通信方法

(22) 特許請求の範囲第16項において

前記第2の端末の変換ステップが、第2の鍵暗号化鍵と構造化データのべき乗剰余演算を含む暗

の暗号文に変換するステップを有する暗号通信方法

(25) 特許請求の範囲第23項において

第2の構造化データを生成するステップと

第2の鍵暗号化鍵と第2の構造化データを第2の暗号文に変換するステップを有する暗号通信方法

(26) 特許請求の範囲第24項において

第1の構造化データの正当性を確認して確認信号を生成するステップと

確認信号を受けると慣用鍵暗号アルゴリズムを用いて第1の鍵暗号化鍵と第2の鍵暗号化鍵を第3の暗号文に変換するステップを有する暗号通信方法

(27) 特許請求の範囲第25項において

第2の構造化データの正当性を確認して確認信号を生成するステップと

確認信号を受けると慣用鍵暗号アルゴリズムを用いて第1の鍵暗号化鍵と第2の鍵暗号化鍵とを暗号化して第3の暗号文を得るステップを有する

号通信方法

(23) 第1の鍵暗号化鍵を生成するステップと、公開鍵暗号アルゴリズムを用いて、第1の鍵暗号化鍵を第1の暗号文に変換するステップと

第2の鍵暗号化鍵を生成するステップと

公開鍵暗号アルゴリズムを用いて、第2の鍵暗号化鍵を第2の暗号文に変換するステップと

公開鍵復号アルゴリズムを用いて、第1の暗号文と第2の暗号文を復号し、これにより第1の鍵暗号化鍵と第2の鍵暗号化鍵を得るステップと

慣用鍵暗号アルゴリズムを用いて、第1の鍵暗号化鍵と第2の鍵暗号化鍵を第3の暗号文に変換するステップと

慣用鍵復号アルゴリズムと第1の鍵暗号化鍵を用いて、第3の暗号文を復号し、これにより第2の鍵暗号化鍵を得るステップからなる暗号通信方法

(24) 特許請求の範囲第23項において

第1の構造化データを生成するステップと

第1の鍵暗号化鍵と第1の構造化データを第1

暗号通信方法

(28) 特許請求の範囲第23項において

要求信号を生成するステップと

要求信号を受けると第2の鍵暗号化鍵を生成するステップを有する暗号通信方法

(29) 特許請求の範囲第23項において

公開鍵暗号アルゴリズムを用いた変換ステップが、第1の鍵暗号化鍵のべき乗剰余演算を含む暗号通信方法

(30) 特許請求の範囲第23項において

公開鍵暗号アルゴリズムを用いた変換ステップが、第2の鍵暗号化鍵のべき乗剰余演算を含む暗号通信方法

(31) 第1、第2の端末を含みネットワークセンターを用いた暗号通信方法であって

前記ネットワークセンターの公開鍵 e と法 n を用いて、第1の鍵暗号化鍵 r_1 を第1の暗号文 $r_1^e \text{ modulo } n$ に変換するステップと

前記ネットワークセンターの秘密鍵 d を用いて、 $(r_1^e \text{ modulo } n)^d \text{ modulo } n$ で第1の暗号文を

復号するステップと

前記ネットワークセンターの公開鍵 e と法 n を用いて、第2の鍵暗号化鍵 $r2$ を第2の暗号文 $r2^*$ modulo n に変換するステップと

前記ネットワークセンターの秘密鍵 d を用いて、 $(r2^* \text{ modulo } n)^d \text{ modulo } n$ で第2の暗号文を復号するステップと

第2の鍵暗号化鍵と第1の鍵暗号化鍵を暗号化して第3の暗号文を生成するステップと

第1の鍵暗号化鍵を用いて、第3の暗号文を復号するステップからなる暗号通信方法

(32) 第1の鍵暗号化鍵を生成するステップと、公開鍵暗号アルゴリズムを用いて第1の鍵暗号化鍵を第1の暗号文に変換するステップと

第2の鍵暗号鍵を生成するステップと

公開鍵暗号アルゴリズムを用いて第2の鍵暗号化鍵を第2の暗号文に変換するステップと

公開鍵復号アルゴリズムを用いて第1の暗号文と第2の暗号文を復号し、第1の鍵暗号化鍵と第2の鍵暗号化鍵を得るステップと

第2の鍵暗号化鍵と第1の鍵暗号化鍵を暗号化して第3の暗号文を生成するステップと

第2の鍵暗号化鍵を用いて第3の暗号文を復号するステップからなる暗号通信方法

(34) 特許請求の範囲第31項において

第3の鍵暗号化鍵を生成するステップと

公開鍵暗号アルゴリズムを用いて第3の鍵暗号化鍵を第4の暗号文に変換するステップと

公開鍵復号アルゴリズムを用いて第4の暗号文を復号し、第3の鍵暗号化鍵を得るステップと

慣用鍵暗号アルゴリズムを用いて第1の鍵暗号化鍵と第3の鍵暗号化鍵を第5の暗号文に変換するステップと

慣用鍵復号アルゴリズムと第1の鍵暗号化鍵を用いて、第5の暗号文を復号し第3の鍵暗号化鍵を得るステップを有する暗号通信方法

(35) 特許請求の範囲第18項において

第3の端末において要求信号を受け取ると、第3の鍵暗号化鍵と第3の構造化データを生成するステップと

慣用鍵暗号アルゴリズムを用いて第1の鍵暗号化鍵と第2の鍵暗号化鍵を第3の暗号文に変換するステップと

慣用鍵復号アルゴリズムと第2の鍵暗号化鍵を用いて、第3の暗号文を復号し、第1の鍵暗号化鍵を得るステップからなる暗号通信方法

(39) 第1、第2の端末を含み、ネットワークセンターを用いた暗号通信方法であって

前記ネットワークセンターの公開鍵 e と法 n を用いて、第1の鍵暗号化鍵 $r1$ を第1の暗号文 $r1^*$ modulo n に変換するステップと

前記ネットワークセンターの秘密鍵 d を用いて、 $(r1^* \text{ modulo } n)^d \text{ modulo } n$ で第1の暗号文を復号するステップと

前記ネットワークセンターの公開鍵 e と法 n を用いて、第2の鍵暗号化鍵 $r2$ を第2の暗号文 $r2^*$ modulo n に変換するステップと

前記ネットワークセンターの秘密鍵 d を用いて、 $(r2^* \text{ modulo } n)^d \text{ modulo } n$ で第2の暗号文を復号するステップと

前記第3の端末において、公開鍵暗号アルゴリズムを用いて第3の鍵暗号化鍵と第3の構造化データを第4の暗号文に変換するステップと

この第4の暗号文を通信路に送信するステップと

前記ネットワークセンターにおいて、公開鍵復号アルゴリズムを用いて第4の暗号文を復号し、第3の鍵暗号化鍵と第3の構造化データを得るステップと

前記ネットワークセンターにおいて、第3の構造化データの正当性を確認し、確認信号を生成するステップと

前記ネットワークセンターにおいて、慣用鍵暗号アルゴリズムを用いて第2の鍵暗号化鍵と第3の鍵暗号化鍵を第5の暗号文に変換するステップと、この第5の暗号文を前記通信路に送信するステップと

前記第3の端末において、慣用鍵復号アルゴリズムと第3の鍵暗号化鍵を用いて第5の暗号文を復号し、第2の鍵暗号化鍵を得るステップからな

る暗号通信方法

3. 発明の詳細な説明

産業上の利用分野

本発明は、ディジタル移動通信システム、特に複数の端末がネットワークセンターを通じて安全に暗号鍵を配送するプロトコルの実現方法とシステムに関する。

従来の技術

近年の通信技術（パーソナルコンピュータ、LAN、分散データベース、ポケットベル、人工衛星を用いた電子会議、電子メール、電子現金取引をふくむ）の進展により、そこで扱われる情報の価値が認識されてきている。それにともない、傍受に対する通信リンクの弱点と、データベースの利己的利用や改竄に対する脆弱さがますます意識されてきている。これらのことにより、盗聴や改竄に対して安全な通信を提供するテクニックの適用範囲が拡大してきている。

安全な通信ネットワークのユーザとしてはまず銀行が上げられる。銀行では、電子的に輸送され

る資金が、途中で改竄されずに正しく送られることが必要である（つまりメッセージ認証問題）。同様に、コンピュータネットワークを用いて操作を行なう証券会社では、株式の売買が正規の人との間で確実に行なわれることが必要である。

これらのことより、送受信者はますます通信におけるプライバシーや安全性の問題に意識を向けるようになってきている。盗聴とデータの偽造に対して安全性を提供する技術的方法の1つが暗号である。一般的に鍵の配送には、慣用鍵暗号を用いた方法と公開鍵暗号を用いた方法の2つがある。慣用鍵暗号を用いて安全な通信を行なうためには送受信者は同じ鍵をもたなければならない。送信者は暗号鍵を用いてメッセージに鍵をかけ、受信者はこのメッセージにかけた鍵を開けるために送信者と同じ鍵をもたなくてはならない。大規模ネットワークにおける鍵配送について考える。大規模ネットワークにおいてはたくさんの端末間で鍵を配送することが必要になる。ネットワーク上のすべての端末が同じ鍵を用いている場合、も

した1つの端末から鍵が求められると、ネットワーク自身が危険になる。

そこで、各端末ごとに鍵を運ぶ必要がある。ところがそうすると、 n 個の端末に対して $n(n-1)/2$ 個の鍵が必要になり、鍵管理が大変である。また第4図に示すとおり、暗号化鍵 E_A を用いて生成した暗号文 C をもとのメッセージ M に直すには、秘密の通信路を用いて復号鍵を受信者に送信することが必要である。この秘密の通信路は、暗号化の必要不可欠な要素であるセッション鍵の生成、格納、配送、消去、記録にも必要である。従って、秘密の通信路をネットワークの各端末間に張りめぐらせることが必要である。

一方、公開鍵暗号方式は不特定多数の端末と暗号通信を行なうための技術である。ハードウェアの低価格化にともない、その実現も容易になってきている。特にコンピュータ通信ネットワークにおいて、公開鍵暗号方式は端末間の鍵配送、そして通信のプライバシーやメッセージの正当性を保証するための、慣用鍵暗号方式と比べても比較的

安価な暗号方式である。

（公開鍵暗号方式）

公開鍵暗号方式には一方向性落し戸関数が用いられている。まず、この一方向性関数について説明する。一方向性関数は、その関数の計算は容易であるが、逆関数を求めることが計算量的に困難である関数である。つまり、 $Y=f(X)$ において、 X から Y を求めることは容易であるが、逆に Y から X を求めることが難しい。

ディフィとヘルマン（V. Diffie, M. E. Hellman）は素数 p を法とする有限体（ガロア体 $GF(p)$ ）におけるべき乗演算に基づく公開鍵暗号方式を提案している。なお、詳細については米国特許No. 4, 200, 770を参照すること。

ディフィとヘルマンの公開鍵暗号方式の基本演算は以下のとおりである。

暗号化: $Y = X^E \text{ modulo } p$

復号: $X = Y^D \text{ modulo } p$

X, Y は p 以下の整数

ここで、 X は平文、 Y は暗号文、 E は秘密の暗号化係

き、Dは秘密の復号べきである。

ディフィとヘルマン、またはヘルマンとポーリグ (M.E. HellmanとS.C. Pohlig) による(独立にマークルによる)鍵管理システムは2つのフェーズからなる。つまり、まず公開値を交換することによって端末間で秘密のデータを共有して、次にこの共通の秘密値を例えばDESのような慣用鍵暗号方式の鍵として用いてメッセージの暗号化を行なう。なお、ヘルマンとポーリグの提案した方法については米国特許No.4,424,414に詳しい。

ディフィとヘルマンの提案した公開鍵暗号方式の安全性は、大きな素数 p を法とする有限体 $GF(p)$ 上の離散対数を求める困難さに依存している。素数 p を大きくすると、 $GF(p)$ 上のべき乗演算は一方方向性関数と考えることができる。つまり、 Y と N から、 $Y=X^N \text{ modulo } p$ を求めることは容易であるが、 Y と X から $N=\log_x(Y)$ を求めること、つまり、 $GF(p)$ 上で離散対数を求めることは計算量的に困難である。 p を1000ビットの素数にとると、 $GF(p)$ 上の離散対数を求めるには、クレイマシンで、現在知ら

れている一番効率的なアルゴリズムを用いても、膨大な時間がかかることが知られている。逆に、暗号化と復号の基本演算である $GF(p)$ 上のべき乗はすぐに求めることができる。

暗号化べき E と復号べき D を、例えばユークリッドの定理を用いて $D \times E = 1 \text{ modulo } p-1$ を満たすように求める。

この条件により、 $(X^E)^D = 1 \text{ modulo } p$ が成り立ち、 p より小さな平文 X を

$$Y = X^E \text{ modulo } p$$

によって暗号化し

$$X = Y^D \text{ modulo } p$$

よって復号することができる。

ここで、 E, D は秘密に管理され、 D から E 、または E から D は簡単に求めることができる。上記2式を満たす p, X, Y から秘密の暗号化べき E あるいは復号べき D を求めることは、 $GF(p)$ における離散対数問題を解く困難さに依存して計算量的に困難である。 p を512ビットの大きな素数に選ぶと、離散対数問題を解く困難さはDES暗号に対する総当たり攻

撃に比べて、何倍もの計算量が必要であると見積ることができる。

以下、ネットワークにおける2つの端末(端末Aと端末Bとする)において、公開値を交換することによって秘密の値を共有できる方法について述べる。基本的なディフィとヘルマンの暗号方式を第5図に示す。この図において各端末における秘密の値は箱の中に示している。秘密の値は決してそのままの形で通信路上に現われない。

まずネットワークで公開の、素数 p と0から $p-1$ の任意の整数 a を決定する。

(1) 端末Aは秘密の値 XA を生成し、それに対して公開値

$$YA = a^{XA} \text{ modulo } p$$

を求める。

素数 p が大きい場合、公開値 YA から秘密の値 XA を求めることは実際上不可能である。

(2) 端末Bは秘密の値 XB を生成し、それに対して公開値

$$YB = a^{XB} \text{ modulo } p$$

を求める。

素数 p が大きい場合、公開値 YB から秘密の値 XB を求めることは実際上不可能である。

(3) 端末Aは公開値 YA を端末Bに、端末Bは公開値 YB を端末Aに送信する。交換則により、端末A, Bは

$$Z = YB^{XA} \text{ modulo } p$$

$$= (a^{XB})^{XA} \text{ modulo } p$$

$$= (a^{XA})^{XB} \text{ modulo } p$$

$$= YA^{XB} \text{ modulo } p$$

を共有することができる。

(4) 次に、端末Aと端末Bは、 $Z \times Z^* = 1 \text{ modulo } p-1$ を満たす Z の逆数 Z^* を求める。

特に、ディフィとヘルマンの暗号システムにおいては、素数 p を

$$p = 2q + 1 \quad (q: \text{素数})$$

を満たすように選ぶ。 Z が奇数の場合、

Z^* を

$$Z^* = Z^{q-1} \text{ modulo } p-1$$

で求めることができる。もし Z が奇数でない場合は、例えば1を加算することによって Z を奇数にしてか

ら Z^* を求める。

共有できた秘密の Z, Z^* は端末 A, B の間でメッセージの暗号化/復号に用いられる。つまり、前述した暗号化と復号方式における暗号化べき E を Z とし、復号べき D を Z^* とする。

なお多くの場合は、端末 A, B は Z と Z^* を用いて復号鍵暗号のための暗号化鍵を交換する。これはべき乗演算を用いた暗号化方式がデータの暗号化を行なうには処理が非常に遅いからである。毎回、端末 A, B 間の共有鍵を変更するには次の方法がある。まず、端末 A と端末 B はそれぞれ乱数を生成し、これを前述の Z と Z^* を用いて秘密に交換する。そして 2 つの乱数系列のビットごとの法 2 の加算を行ない暗号鍵を求める。

また、もう 1 つ方法は、端末 A と端末 B が新しい秘密の値と公開値を生成し、公開値を交換して新しい秘密の共有値 S を求める。これをある関数を用いてもとの秘密の共有値 Z と結合して (例えば $M = Z \times S \text{ modulo } p$)、秘密の暗号鍵を生成する。

(RSA 公開鍵暗号方式)

べき EB から復号べき DB を求めることはできない。RSA システムが '強く' なるためには、 $p-1$ と $q-1$ も大きな素数の因数をもたなければならない。端末 A が端末 B に秘密のメッセージを送るためには、まず、受信者端末 B は端末 A に自分の公開値 EB, NB ($= pB \times qB$) を通知する。

そして、端末 A はこの端末 B の公開値を用いて次のべき乗計算を行なうことによって、メッセージ X を暗号化する。

$$Y = X^{pA} \text{ modulo } NB$$

端末 B だけがこの暗号文を自分の秘密の復号べきを用いて、次のように復号することができる。

$$X = Y^{qB} \text{ modulo } NB$$

さらに、RSA 暗号システムを用いて端末 B が公開のメッセージ M の署名を生成し、端末 A に認証してもらうことができる。端末 B は自分の秘密の復号べきを用いて、

$$C = M^{qB} \text{ modulo } NB$$

を計算し、メッセージ M と共に端末 A に送付する。端末 A は、端末 B の公開値を用いて、

RSA 暗号はリベスト、シャミア、アドルマン (R. Rivest, A. Shamir, L. Adleman) らによって提案された公開鍵暗号方式である。詳細については米国特許 No. 4,405,829 を参照すること。RSA 暗号の安全性はある整数を素因数分解する困難さに依存している。ディフィとヘルマンの暗号システムと同様に、暗号化と復号はべき乗演算を用いて行なわれる。しかしながら、RSA 暗号システムにおいてはディフィとヘルマンの暗号システムのように法は素数ではない。法は 2 つの秘密の素数の積であり、安全性を保证するためその値はネットワークにおける各端末ごとに相異なる必要がある。

RSA 暗号システムを用いて、以下のとおり端末 A と端末 B は公開値を交換することによって秘密のメッセージを交換することができる。端末 B はまず、2 つの大きな秘密の素数 pB, qB と、端末 B の秘密の復号べき DB , 端末 B の公開の暗号化べき EB を生成する。ただし、 EB, DB は $EB \times DB = 1 \text{ modulo } (pB-1)(qB-1)$ を満たす。

なお、B の秘密の素数を知らないと公開の暗号化

$$M = C^{pB} \text{ modulo } NB$$

から M を得る。B の公開値を知っている端末なら誰でもこの C から M を得ることができる。しかし、端末 B だけが M から C を作ることができる。

C から M が得られることによって、端末 A および B の公開値を知っている任意の端末は、端末 B が確かにメッセージ M を送信したというのを確認できる。このように、メッセージ M にはこの手続きによって、端末 B の署名を付加することができる。

端末 A も同様に 2 つの大きな秘密の素数 pA, qA と、端末 A の秘密の復号べき DA , 端末 A の公開の暗号化べき EA を生成する。但し、 EA, DA は $EA \times DA = 1 \text{ modulo } (pA-1) \times (qA-1)$ を満たす。

以上の RSA 暗号システムにおける暗号通信と署名通信を組み合わせて、双方向で秘密の署名付きのメッセージを交換することができる。第 8 図にその様子を示す。メッセージに自分の秘密鍵で署名を付加し、さらに相手の公開鍵でこれを暗号化して相手に送信する。受信者は送信されたきたデータを自分の秘密鍵で復号し、さらに相手の公開鍵

で署名を取り除いてメッセージを得る。なお、ディフィとヘルマンの暗号方式と同様にRSA暗号システムにおいても、処理が非常に遅いべき乗演算を用いるため、こうして共有したデータは一般に慣用鍵暗号のための鍵として用いられる。

また、RSA暗号においては、各端末ごとに相異なる合成数を法として持たなければならない。一方、ディフィとヘルマンの暗号システムにおいてはネットワーク全体で1つの素数 p を決めておき、これを法とする演算を行えばよく、暗号化と復号の計算が簡単である。

発明が解決しようとする課題

以上述べたように、従来の鍵配送方式には以下の課題がある。

- (1) 慣用鍵暗号を用いた鍵配送では、例えば n 個の端末間では $n(n-1)/2$ 個の相異なる共有鍵が必要であり、また加えて秘密の通信路が必要であるため、大規模ネットワークには適していない。
- (2) ディフィとヘルマンによって提案された鍵配送方式は、システムにおける2つの端末間の直

接的な鍵配送が可能である。しかしながら、このプロトコルにおいては有限体上のべき乗演算が必要であり、安全性を確保するためにその次数は大きくしなければならない。高次の有限体上のべき乗演算を実用的な速度で行なうには、専用のハードウェアや高速のDSPが必要である。

(3) RSA暗号システムを用いた鍵配送方式は、暗号通信や署名通信が容易に実現できるが、各端末ごとに法の値が異なるために、計算が煩雑である。また、ディフィとヘルマンによって提案された方式と同様に、高次のべき乗演算が必要であるため、実用的な速度での処理が困難である。

本発明は、上述の課題に鑑みて試されたもので、以下の特徴を持つ暗号鍵配送方式を提供することを目的とする。

- (1) 複数の端末が、ネットワークセンターを介して安全な秘密鍵を得る。
- (2) ネットワークセンターの鍵管理負担を取り除く。
- (3) ハードウェア量に制限のある端末が、実用

的な時間内で共有鍵を得る。

- (4) 複数の端末間で、共有の秘密鍵を得る。
- (5) 自動車電話ネットワークにおいて端末に秘密鍵を配送する。

課題を解決するための手段

前記目的を達成するために、本発明における暗号通信システムは、第1の端末と第2の端末とネットワークセンターより構成され、第1、第2の生成手段、第1、第2の構造化手段、第1、第2、第3の暗号化手段、要求信号生成手段、第1、第2の復号手段、そして正当性確認手段からなる。第1、第2の生成手段は第1、第2の鍵暗号化鍵生成部で実現され、第1、第2の構造化手段は第1、第2の構造化データ部で実現される。また、第1、第2、第3の暗号化手段はそれぞれ第1の公開鍵暗号部、第2の公開鍵暗号部、慣用鍵暗号部で実現される。要求信号生成手段はネットワークセンターか別の装置において実現される。第1、第2の復号手段はそれぞれ公開鍵復号部、慣用鍵復号部で実現され、正当性確認手段は構造化デー

タ確認部で実現される。

また、本発明は、次のようなステップからなる暗号通信方法を含む。

第1の鍵暗号化鍵を生成し、公開鍵暗号アルゴリズムを用いてこれを第1の暗号文に暗号化し、第2の暗号化鍵を生成し、公開鍵暗号アルゴリズムを用いてこれを第2の暗号文に暗号化し、公開鍵復号アルゴリズムを用いて第1、第2の暗号文を復号し、その結果、第1の鍵暗号化鍵と第2の鍵暗号化鍵を得て、慣用鍵暗号を用いて第1の鍵暗号化鍵と第2の鍵暗号化鍵を暗号化して第3の暗号文を生成し、慣用鍵復号アルゴリズムと第1の鍵暗号化鍵を用いて第3の暗号文を復号し、第2の鍵暗号化鍵を得る。

作用

第1の鍵暗号化鍵生成部は第1の端末にあり、第1の鍵生成鍵を生成する。第1の構造化部は第1の端末にあり、第1の構造化データを生成する。第1の公開鍵暗号部は第1の端末にあり、第1の鍵暗号化生成部と第1の構造化部と通信路に接続

している。そして、公開鍵暗号アルゴリズムを用いて第1の鍵暗号化鍵と第1の構造化データを暗号化して第1の暗号文を生成し、通信路に送信する。

ネットワークセンターは、第1の暗号文を受け取ると要求信号を生成し、通信路を通して第2の端末にこれを送信する。

第2の端末ではこの要求信号を受け取ると、第2の鍵暗号化鍵生成部において第2の鍵暗号化鍵を生成し、第2の構造化部において第2の構造化データを生成する。第2の公開鍵暗号部は第2の鍵暗号化鍵生成部と第2の構造化部と通信路に接続しており、公開鍵暗号アルゴリズムを用いて第2の鍵暗号化鍵と第2の構造化データを暗号化して第2の暗号文を生成し、通信路に送信する。

ネットワークセンターでは、通信路に接続している公開鍵復号部が、公開鍵復号アルゴリズムを用いて第1の暗号文と第2の暗号文を復号する。この結果、ネットワークセンターは第1の鍵暗号化鍵と第1の構造化データ、第2の鍵暗号化鍵と第

2の構造化データを得る。

ネットワークセンターにある構造化データ確認部は公開鍵復号部に接続しており、第1の構造化データと第2の構造化データの正当性を確認して正当性確認信号を生成する。慣用鍵暗号部は、ネットワークセンターにあり、構造化データ確認部、公開鍵復号部と通信路に接続している。そして正当性確認信号を受け取ると慣用鍵暗号アルゴリズムを用いて第1の鍵暗号化鍵と第2の鍵暗号化鍵を暗号化し、第3の暗号文を生成し、通信路に送信する。

慣用鍵復号部は、第1の端末にあり、通信路に接続している。そして慣用鍵復号アルゴリズムと第1の鍵暗号化鍵を用いて第3の暗号文を復号する。この結果、第1の端末は第2の鍵暗号化鍵を得る。

実施例

第1図は本発明の第1の実施例における暗号通信システムの構成を示すブロック図を示すものである。

第1図に示すとおり、本実施例は第1の端末20、第2の端末40、ネットワークセンター30より構成される。第1の端末20は第1の鍵暗号化鍵生成部24、第1の公開鍵暗号部22、慣用鍵復号部26で構成される。第1の鍵暗号化鍵生成部24は第1の公開鍵暗号部22に接続している。また、第1の公開鍵暗号部22と慣用鍵復号部26は通信路に接続している。ネットワークセンター30は慣用鍵暗号部34、公開鍵復号部32からなる。公開鍵復号部32と慣用鍵暗号部34は接続され、また双方は通信路に接続されている。第2の端末40は第2の鍵暗号化鍵生成部44、第2の公開鍵暗号部42からなる。第2の鍵暗号化鍵生成部44は公開鍵暗号部42に接続され、公開鍵暗号部42は通信路と接続されている。

以上のように構成された第1の実施例の動作を以下に説明する。

第1の公開鍵暗号部22では鍵暗号化鍵生成部24で生成された鍵暗号化鍵r1を、公開鍵暗号アルゴリズムを用いて、第1の暗号文に暗号化する。

第1の公開鍵暗号部22はこれを通信路に送信する。

ネットワークセンター30はこの第1の暗号文を受け取ると、要求信号を生成し、通信路を用いて第2の端末40に送信する。

第2の端末40ではこの要求信号を受け取ると、第2の鍵暗号化鍵生成部44において第2の鍵暗号化鍵信号r2を生成する。第2の公開鍵暗号部42は公開鍵暗号アルゴリズムを用いて第2の鍵暗号化鍵r2を、第2の暗号文に暗号化する。そしてこれを通信路を介してネットワークセンター30に送信する。

ネットワークセンター30にある公開鍵復号部32は公開鍵復号アルゴリズムを用いて第1、第2の暗号文を復号する。この結果としてネットワークセンター30は第1の鍵暗号化鍵r1と第2の鍵暗号化鍵r2を得る。

慣用鍵暗号部34は慣用鍵暗号アルゴリズムを用いて第1の鍵暗号化鍵と第2の鍵暗号化鍵を第3の暗号文に暗号化する。そしてこれを通信路を

介して第1の端末20に送信する。

第1の端末20にある復用鍵復号部26では、第1の鍵暗号化鍵r1を用いて第1の暗号文を復号する。この結果、第1の端末は第2の鍵暗号化鍵を得る。ここで、第1の端末20と第2の端末40は第2の鍵暗号化鍵を共有できた。そしてこれを任意の標準暗号アルゴリズムの鍵として用いられ

また、第1の鍵暗号化鍵r1を秘密に共有する場合は、第3の暗号文が通信路を介して第2の端末40に送信される。第2の端末40では、復用鍵復号部が復用鍵復号アルゴリズムと第2の鍵暗号化鍵r2を用いて第3の暗号文を復号し、第1の鍵暗号化鍵r1を得る。

本発明においては端末からネットワークセンターへの通信には公開鍵暗号系を用いる。このことより、それぞれの端末はネットワークセンターの公開鍵だけを保管していればよい。また、公開鍵暗号は一般に少ない計算量で実現可能であるため、ハードウェア量に制限のある端末でもこの処理は

以下に説明する。第2図に示すとおり、第2の実施例では、第1、第2の構造化手段とその正当性確認手段を含んでいる。

第1の構造化部28と第2の構造化部48は、例えばタイムスタンプや識別情報または、任意のタイプのデータ構造を導入する。

第1の公開鍵暗号部22は第1の鍵暗号化鍵と第1のデータ構造化部28で生成された第1の構造化データを、公開鍵暗号アルゴリズムを用いて第1の暗号文に暗号化する。ネットワークセンター30の公開鍵復号部32は第1の暗号文を復号し、第1の構造化データと第1の鍵暗号化鍵を得る。データ構造化確認部26では、第1の構造化データがデータのあらかじめ定めた構造を持つかどうかを確認する。例えば、もし構造化データがタイムスタンプを含んでいた場合、データ構造化確認部36はタイムスタンプで示された時間が妥当であるかを確認する。

同様に、第2の端末は要求信号を受け取り、第2のデータ構造化部48で第2の構造化データを

実用的な時間内でできる。

第2図は本発明の第2の実施例における暗号通信システムの構成を示すブロック図を示すものである。第2図に示すとおり、第2の実施例は第1の実施例における第1の端末20に、第1の構造化部28を追加している。第1の構造化部は第1の公開鍵暗号部22に接続する。同様に、第2の端末40に第2の構造化部48を追加し、これは第2の公開鍵暗号部42に接続している。さらにネットワークセンター30に構造化データ確認部36を追加する。これは復用鍵暗号部34と公開鍵復号部32に接続している。第1の鍵暗号化鍵生成部24は第1の端末20にあり、第1の鍵暗号化鍵を生成する。第1の公開鍵暗号部22は第1の端末にあり、第1の鍵暗号化鍵生成部24と通信チャンネルに接続している。通信路は第1の端末20とネットワークセンター30の間、そして第2の端末40とネットワークセンター30の間を結ぶ。

以上のように構成された第2の実施例の動作を

生成する。第2の公開鍵暗号部42は第2の鍵暗号化鍵と第2の構造化データを、公開鍵暗号アルゴリズムを用いて第2の暗号文に暗号化する。ネットワークセンター30の公開鍵復号部32は第2の暗号文を復号し、第2の鍵暗号化鍵と第2の構造化データを得る。

データ構造化確認部36では、第2の構造化データがデータのあらかじめ定めた構造を持つかどうかを確認する。

次に、第1、第2の実施例の動作をより具体的に説明する。説明のため、公開鍵暗号系としてRSA暗号を用いる。法nは素数p, qの積である。暗号化べきeは3に選ぶ。復号べきdは $e \times d - 1 \text{ modulo } L$ を満たす数である。なお、ここで $L = \text{LCM}(p-1, q-1)$ である。

また復用鍵暗号系としては簡単な換字暗号を考える。簡単な換字暗号の1つの例としてバーナム暗号がある。その暗号化と復号は以下のとおりである。

暗号化: $E(x, k) = x \circ k$

復号: $D(x, k) = x \circ k$

ここで、 \circ はビットごとの法 2 の加算を示す。

また、他の例としては以下で示す法 n の加算がある。

暗号化: $E(x, k) = x + k \text{ modulo } n$

復号: $D(x, k) = x + k \text{ modulo } n$

ここで、 x, k は n を法とする剰余環上の任意の要素である。

まず、第 1 の実施例について具体的に述べる。

鍵配送プロトコル 1 (KDPI)

1. 第 1 の端末が鍵暗号化鍵として r_1 を生成する。

2. 第 1 の端末はネットワークセンターの公開鍵 ($e=3$) を用いて r_1 を暗号化する。そして $r_1^e \text{ modulo } n$ をネットワークセンターに送信する。

3. ネットワークセンターは $r_1^e \text{ modulo } n$ をその秘密鍵 d で復号して $(r_1^e \text{ modulo } n)^d \text{ modulo } n = r_1$ を得る。

4. ネットワークセンターは第 2 の端末を呼び出す。

5. 第 2 の端末は第 1 の端末と第 2 の端末間のセッション鍵として r_2 を生成する。

6. 第 2 の端末はネットワークセンターの公開鍵 ($e=3$) を用いて r_2 を暗号化する。そして $r_2^e \text{ modulo } n$ をネットワークセンターに送信する。

7. ネットワークセンターは $r_2^e \text{ modulo } n$ をその秘密鍵 d で復号して $(r_2^e \text{ modulo } n)^d \text{ modulo } n = r_2$ を得る。

8. ネットワークセンターは復号鍵暗号 $E(\cdot)$ を用いて鍵暗号化鍵 r_1 で r_2 を暗号化して第 1 の端末に $E(r_2, r_1)$ を送信する。

9. 第 1 の端末は自分の生成した鍵暗号化鍵 r_1 で $E(r_2, r_1)$ を復号する。そして $D(E(r_2, r_1), r_1) = r_2$ を第 2 の端末との共有のセッション鍵として得る。

KDPI における端末の計算は、復号鍵暗号方式として前述の換字暗号を用いるとき、べき数 3 のべき乗剰余演算と、ビットごとの法 2 の加算または法 n の加減算だけである。従って、ハードウェア量が制限されている端末でも容易に実現できる。

次に、復号鍵暗号として法 n 上の加算を用いた場合の安全性について述べる。

まず、通信路上に現われる、 $r_1^e \text{ modulo } n$ と $r_2^e \text{ modulo } n$ 、 $r_1 + r_2 \text{ modulo } n$ だけを用いて

行なう受動的攻撃に対しては安全性が劣化しないことを以下に示す。

通信路上の暗号文を盗聴することによって解読者は以下の a, b, c を得る。

$$r_1^e = a \text{ modulo } n \quad (1)$$

$$r_2^e = b \text{ modulo } n \quad (2)$$

$$r_1 + r_2 = c \text{ modulo } n \quad (3)$$

これらの関係式から解読者は以下の法 n 上の r_1 の 2 次方程式を得る。

$$r_1^2 - c \times r_1 + (1/3c)(c^3 - a - b) = 0 \text{ modulo } n \quad (4)$$

但し、ここで $\text{GCD}(3c, n) = 1$ とする。

ラビン(Rabin)は n の素因数を知らずに (4) の 2 次方程式をとくことは、 $n = pq$ を素因数分解する困難さと同等に難しいことを示している。一方、RSA 暗号の安全性は n の素因数分解に依存して困難であるとされている。従って、このプロトコルにおいて $r_1 + r_2 \text{ modulo } n$ が通信路上に表れても、プロトコルの安全性は劣化しない。

次に、解読者がこの鍵配送プロトコルに参加して行なう能動的攻撃に対しては、KDPI の安全性に

ついて述べる。

KDPI は能動的攻撃に対して、弱点があることが示されている。攻撃には 2 種類あり、以下、その攻撃法についてそれぞれ説明する。

双方の攻撃法では、第 1、第 2 の解読者が結託してプロトコルに参加し、それ以前に配送された正規の第 1、第 2 の端末の共有鍵を得ることができ

る。そのため、まず第 1、第 2 の解読者はあらかじめ値 R を決めておく。

まず、第 1 の攻撃では、第 1 の解読者が、第 2 の解読者との鍵共有を要求して、正規の第 1 の端末からネットワークセンターへの送信を盗聴して得たデータ $r_1^e \text{ modulo } n$ を再送する。第 2 の端末はあらかじめ決めておいた数 R を公開鍵暗号を用いて暗号化してネットワークセンターに送信する。ネットワークセンターでは第 1、第 2 の解読者からの暗号文を復号して得た r_1, R を、復号鍵暗号方式を用いて暗号化して第 1 の解読者に送信する。第 1 の解読者はこの暗号文を R で復号することによ

り明らかに r_1 、さらに正規の第 1、第 2 の端末の共有鍵 r_2 を得ることができる。従って、KDP1 の方法は再送攻撃に対して弱い。

次に述べる第 2 の攻撃では、ネットワークセンターがなりすまし攻撃に対する防御メカニズムをもっていたとしても、解読者が防御メカニズムを回避して共有鍵 r_2 を得ることができる。

KDP1 に対する解読方法

1. 第 1 の解読者は乱数 r_3 を選び、その逆数 r_3^{-1} modulo n を計算する。盗聴データ $a-r_1$ modulo n を用いて、 $a \times r_3^{-1} - r_1 \times r_3^{-1}$ modulo n を計算し、第 2 の解読者との鍵共有を要求してネットワークセンターにこれを配送する。
2. ネットワークセンターは $r_1 \times r_3$ modulo n を復号して $r_1 \times r_3$ modulo n を得る。
3. ネットワークセンターは第 2 の解読者を呼び出す。
4. 第 2 の解読者はあらかじめ第 1 の解読者と決めておいた R を用いて R^2 modulo n を計算し、ネットワークセンターに送信する。

のうち後半 256 ビットに意味のあるデータを格納し、前半 256 ビットを必ずゼロにするようなデータ構造が考えられる。センターは復号したメッセージがこのあらかじめ定めた構造をもっているかをチェックする。あらかじめ決められた構造をもつデータの集合を M とする。もしデータ r_1, r_3 が M に含まれる要素であるとき、 $r_1 \times r_3$ modulo n が M に含まれる確率は非常に小さい。従って、上記の攻撃において、センターは解読者から受け取った $r_1 \times r_3$ modulo n が不正なデータであることを、高い確率で検出することができる。

再送を防ぐ別の方法は、第 1 の端末がタイムスタンプを生成し、これを第 1 の鍵暗号化鍵に結合して暗号化し、送信するという方法である。従って、第 1 の端末からセンターに送信するデータは $(t_1 || r_1)^2$ modulo n となる。ここで、 t_1 はタイムスタンプ、 $||$ はデータの結合、 r_1 は乱数を示す。

センターはタイムスタンプにより時刻の正当性を確認する。タイムスタンプには送信の日付、時

5. ネットワークセンターは R^2 modulo n を復号して R を得る。

そして、 $R+r_1 \times r_3$ modulo n を計算して第 1 の解読者に送る。

6. 第 1 の解読者はこれから R を引き、 r_3^{-1} modulo n を乗して r_1 を得る。

7. 第 1 の解読者は、盗聴データ $a-r_1+r_2$ modulo n から r_1 を減算することによって r_2 を得る。なお、 r_2 は第 1、第 2 の端末間の共有鍵である。

r_3 はセンターにとって未知であり、 $r_1 \times r_3$ modulo n は 1 回限りの鍵となるため、第 1 の解読者はこの中に r_1 が含まれていることを隠して、ネットワークセンターの再送防止メカニズムを回避することができる。この攻撃は、RSA 暗号における分配則 $r_1 \times r_3^{-1} = (r_1 \times r_3)^{-1}$ を利用している。

前記攻撃に対する 1 つの対策は、第 1 の鍵暗号化鍵に構造化を付加することである。

RSA 暗号の乗法的な性質を使って行なう攻撃を防ぐため、暗号化するデータにあるあらかじめ定められた構造を導入する。例えば 512 ビットのデータ

間、有効期限を含めることができる。

なりすまし攻撃を防ぐまた別の方法は端末認証である。これは前記述べた能動的攻撃に対する防御法とは直接は関係がないが、備えられるべき機能である。

本発明の鍵配送方式に有効な端末認証方式について述べる。

ネットワークセンターは端末 1 の秘密 s_1 を端末 1 の識別情報 ID_1 を用いて、

$$s_1 = f(ID_1)$$

で求める。ここで f はセンターだけが知っている多項式関数である。ネットワークセンターはこの s_1 を、例えばスマートカードに格納して端末 1 に秘密に配送する。

第 1 の端末 1 は自身の秘密情報 s_1 、乱数 r_1 、その他の情報を結合してデータを構成し、これを暗号化する。ネットワークセンターではこの暗号文を復号して端末 1 の秘密情報 s_1 を得る。一方ネットワークセンターは端末 1 の識別情報 ID_1 を用いて $f(ID_1)$ を計算して、 s_1 を求めて受け取った s_1 と比

校する。もし一致すればネットワークセンターは送信者を認証する。そうでなければセンターは送信者を拒絶して鍵配送プロトコルを終了する。

これら3つのメカニズムを結合すると、第2の実施例で示している鍵配送方式となる。

鍵配送方式2 (KDP2)

1. 第1の端末は鍵暗号化鍵として r_1 を生成する。
2. 第1の端末はネットワークセンターに $ID_1, (t_1 || s_1 || r_1)^* \text{ modulo } n$ を送信する。ここで e はネットワークセンターの公開鍵で $e=3$ とする。

3. ネットワークセンターは自身の秘密鍵を用いてこの暗号文を復号し、 $(t_1 || s_1 || r_1)$ を得る。そしてこれから t_1, s_1, r_1 をとりだす。ネットワークセンターはタイムスタンプ t_1 の妥当性をチェックし、また、 $s_1 = f(ID_1)$ が成り立つことにより第1の端末の正当性を確かめる。

4. ネットワークセンターは第2の端末2を呼び出す。

5. 第2の端末は第1、第2の端末間のセッション鍵として r_2 を生成する。

6. 第2の端末はネットワークセンターに $ID_2, (t_2 || s_2 || r_2)^* \text{ modulo } n$ を送信する。(e=3)

7. ネットワークセンターはこの暗号文を復号して、 $(t_2 || s_2 || r_2)$ を得る。そしてこれから t_2, s_2, r_2 をとりだす。ネットワークセンターはタイムスタンプ t_2 の妥当性をチェックし、また、 $s_2 = f(ID_2)$ が成り立つことにより第2の端末の正当性を確かめる。
8. ネットワークセンターは、鍵暗号化鍵 r_1 で第2の端末から得たセッション鍵 r_2 を、慣用鍵暗号方式を用いて暗号化する。その結果の $r_1 + r_2 \text{ modulo } n$ を第1の端末に送信する。

9. 第1の端末はこれより r_1 を減算し、第2の端末とのセッション鍵として r_2 を得る。

このプロトコルでは、送信するデータにあらかじめ決められた構造を導入することによってRSA暗号の分配則を利用した攻撃を防いでいる。タイムスタンプにより再送攻撃を、そして端末認証機能によりなりすまし攻撃を防いでいる。

次に、KDP2の安全性について述べる。このプロトコルでは、第1の端末は通信路上より $(t_2 || s_2 ||$

$r_2)^* \text{ modulo } n$ そして、端末2と共有のセッション鍵 r_2 を得ることができる。また、送信した時刻からタイムスタンプ t_2 を予測することができる。もし、これらの情報から第2の端末の秘密情報 s_2 を得ることができたら、この暗号系は安全でないことになる。しかしこの問題は一般的に平文の一部が読取者にわかっている場合に平文全体を知る問題になり、現時点で成功した攻撃は報告されていない。

第3図は本発明を複数の端末に拡張した場合について示している。ネットワークセンター30は第1の端末20と第2の端末40と第3の端末60と第4の端末70他の端末と接続されている。各端末はそれぞれ公開鍵暗号部、鍵暗号化鍵生成部、慣用鍵復号部、データ構造化部からなる。前記述べたように、第1の端末にある第1の鍵暗号化鍵生成部が第1の鍵暗号化鍵を生成する。第1の端末にある第1の公開鍵暗号部が第1の鍵暗号化鍵を暗号化して第1の暗号文にする。そしてこれを通信路を介してネットワークセンターに送信

する。ネットワークセンター30は第1の暗号文を受け取ると、要求信号を生成し、通信路を介して複数の端末にこの信号を送信する。複数の端末とは第3図にある第2の端末40、第3の端末60、第4の端末70のことである。

各端末では、要求信号を受けて端末内の鍵暗号化鍵生成部でそれぞれ鍵暗号化鍵を生成する。それぞれの鍵暗号化鍵生成部に接続している公開鍵暗号部で、公開鍵暗号アルゴリズムを用いてそれぞれの鍵暗号化鍵を暗号化し、それぞれ通信路を介してネットワークセンター30に送信する。

ネットワークセンター30では、公開鍵復号部で公開鍵復号アルゴリズムを用いて複数の暗号文を復号する。この結果、ネットワークセンター30は第1の鍵暗号化鍵と複数の鍵暗号化鍵を得る。

ネットワークセンター30の慣用鍵暗号部では、慣用鍵暗号アルゴリズムを用いて第1の鍵暗号化鍵と複数の各鍵暗号化鍵を入力として、それぞれの暗号文に暗号化する。そしてこれらを通信路を介してそれぞれの端末に送信する。

各複数の端末においては、慣用鍵復号アルゴリズムとそれぞれ自分の生成した鍵暗号化鍵を用いて、第1の端末が生成した第1の鍵暗号化鍵を得る。そしてこの第1の鍵暗号化鍵を複数端末間で行なう任意の標準暗号アルゴリズムの鍵として用いることができる。

このように、本発明は自動車電話ネットワークに代表されるスター型ネットワークに適した鍵配送を実現できる。

発明の効果

以上説明したように、本発明によれば、以下に記載されるような効果を奏する。

(1) 複数の端末がネットワークセンターを介して公開の情報を送りあうことにより、安全に秘密鍵を配送する。この通信形態には、例えば自動車電話ネットワークがある。

(2) 端末からネットワークセンターへの通信は公開鍵暗号方式を用いているため、各端末はネットワークセンターの公開鍵のみを保持してればよい。また、特に公開鍵暗号として小さな暗号化ベ

きをもつRSA暗号を用いると、ハードウェア量に制限のある端末でも実用的な時間内で鍵を共有することが可能となる。

(3) ネットワークセンターから端末への通信は慣用鍵暗号方式を用いている。この時のネットワークセンターと端末間の共有鍵は、端末から前記公開鍵暗号で送られた情報である。従って、ネットワークセンターは各端末の鍵管理から解放される。特に慣用鍵暗号として簡単な換字暗号、例えば法2の加算やmodulo nの加算を用いると、(2)と同様に鍵共有までの処理時間が短縮できる。

(4) さらに、RSA暗号における分配則に基づいた攻撃を回避するため、送信データにあらかじめ決められたある構造化を取り入れる。また、再送防止のためにタイムスタンプの導入、そしてなりすまし攻撃の防止のために識別情報に基づく端末認証方式も提案している。

(5) また、3端末以上の鍵配送方式にも簡単に拡張できる。

4. 図面の簡単な説明

第1図は、本発明における暗号通信システムの構成図。第2図は構造化部を有する暗号通信システムの構成図。第3図は本発明を複数の端末で用いる場合の暗号通信システムの構成図。第4図は慣用鍵暗号システムの構成図。第5図はディフィとヘルマンの公開鍵暗号システム。第6図はRSA暗号システムの構成図である。

20...第1の端末 22...公開鍵暗号部、24...鍵暗号化鍵生成部、26...慣用鍵復号部、28...構造化部 30...ネットワークセンター、32...公開鍵復号部 $Y = D_P(E_P(X))$ $Y = D_P(E_P(X))$ 34...慣用鍵暗号部 36...構造化データ確認部 40...第2の端末 42...公開鍵暗号部 44...鍵暗号化鍵生成部 46...慣用鍵復号部 48...構造化部

代理人の氏名 井理士 栗野重孝 ほか1名

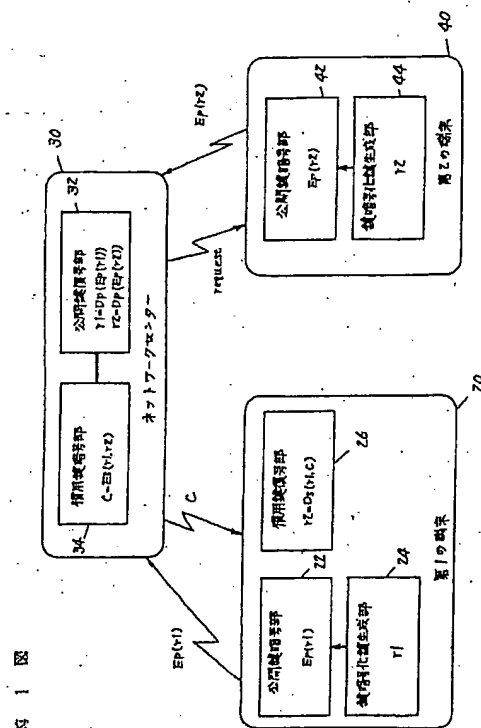
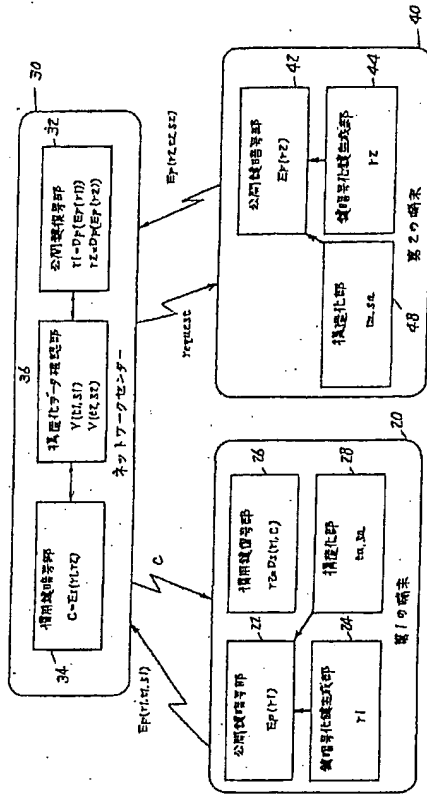
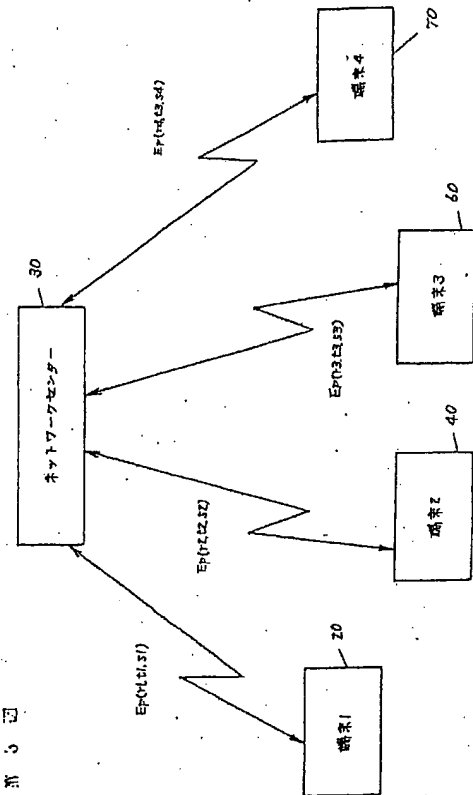


図1

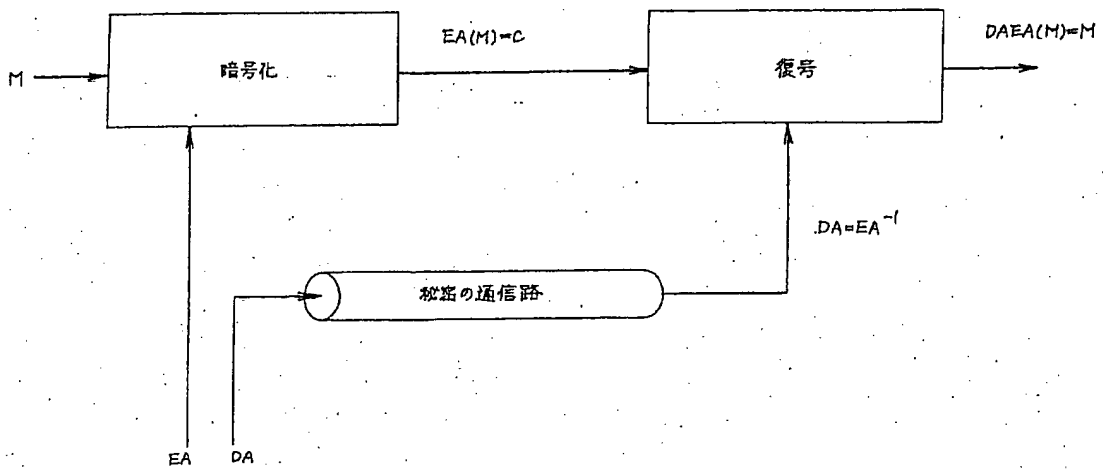
第 2 図



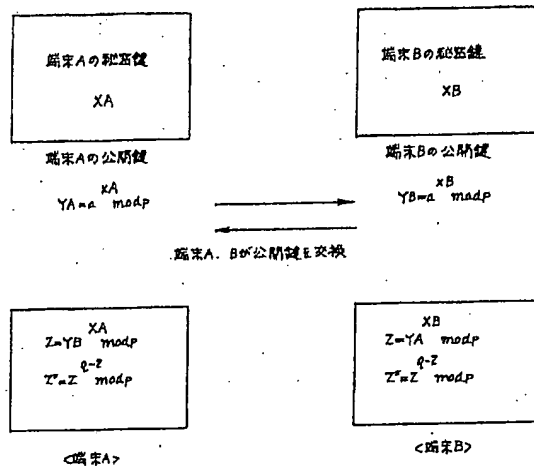
第 3 図



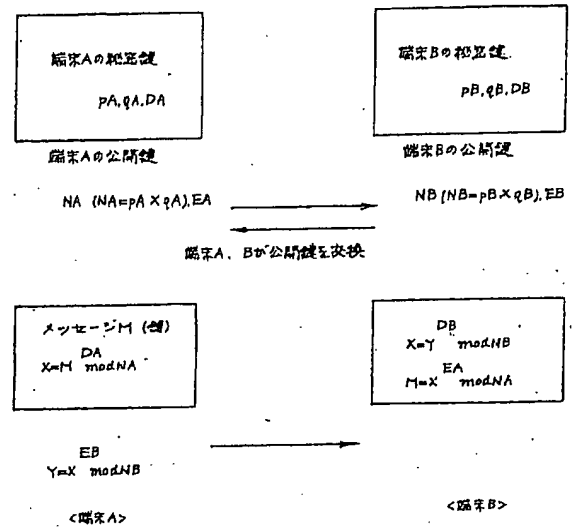
第 4 図



第 5 図



第 6 図



**This Page is Inserted by IFW Indexing and Scanning
Operations and is not part of the Official Record**

BEST AVAILABLE IMAGES

Defective images within this document are accurate representations of the original documents submitted by the applicant.

Defects in the images include but are not limited to the items checked:

- ☐ **BLACK BORDERS**
- ☐ **IMAGE CUT OFF AT TOP, BOTTOM OR SIDES**
- ☐ **FADED TEXT OR DRAWING**
- ☐ **BLURRED OR ILLEGIBLE TEXT OR DRAWING**
- ☐ **SKEWED/SLANTED IMAGES**
- ☒ **COLOR OR BLACK AND WHITE PHOTOGRAPHS**
- ☐ **GRAY SCALE DOCUMENTS**
- ☐ **LINES OR MARKS ON ORIGINAL DOCUMENT**
- ☐ **REFERENCE(S) OR EXHIBIT(S) SUBMITTED ARE POOR QUALITY**
- ☐ **OTHER:** _____

IMAGES ARE BEST AVAILABLE COPY.

As rescanning these documents will not correct the image problems checked, please do not report these problems to the IFW Image Problem Mailbox.